

**PROCEDES ET DISPOSITIFS DE TRAITEMENT POUR L'EMISSION DE  
SYMBOLES D'INFORMATION SUR DES CANAUX MULTIPLEXES, ET DE  
TRAITEMENT CORRESPONDANT POUR LA RECEPTION**

La présente invention concerne les transmissions numériques, et plus  
5 précisément la mise en forme d'un ou plusieurs flux de symboles d'information  
à transmettre sur un ou plusieurs canaux de communication.

Dans la présente description, l'invention sera décrite plus  
particulièrement dans son application, non limitative, aux réseaux de  
radiocommunication de troisième génération de type UMTS (« Universal Mobile  
10 Telecommunication System »). Une description générale de ce système est  
présentée dans l'article : « L'UMTS : la génération des mobiles multimédia » de  
P. Blanc et al., L'Echo des Recherches, n° 170, 4<sup>e</sup> trimestre 1997 / 1<sup>er</sup> trimestre  
1998, pages 53-68. Dans ce système, l'invention trouve application dans le  
cadre des liaisons descendantes (« downlink »), c'est-à-dire des stations de  
15 base vers les équipements terminaux, en mode de duplex fréquentiel (FDD,  
« Frequency Domain Duplex »).

L'UMTS est un système de radiocommunication utilisant un accès  
multiple à répartition par codes (CDMA, « Code-Division Multiple Access »),  
c'est-à-dire que les symboles transmis sont multipliés par des codes  
20 d'étalement constitués d'échantillons appelés « chips » dont la cadence  
(3,84 Mchip/s dans le cas de l'UMTS) est supérieure à celle des symboles  
transmis. Les codes d'étalement distinguent différents canaux physiques PhCH  
(« Physical CHannel ») qui sont superposés sur la même ressource de  
transmission constituée par fréquence porteuse. Les propriétés d'auto- et  
25 d'intercorrélation des codes d'étalement permettent au récepteur de séparer  
les PhCH et d'extraire les symboles qui lui sont destinés. Pour l'UMTS en  
mode FDD sur la liaison descendante, un code de brouillage est alloué à  
chaque station de base, et différents canaux physiques utilisés par cette station  
de base sont distingués par des codes de « channelisation » mutuellement  
30 orthogonaux. Pour chaque PhCH, le code d'étalement global est le produit du  
code de « channelisation » et du code de brouillage de la station de base. Le  
facteur d'étalement (égal au rapport entre la cadence des chips et la cadence  
des symboles) est une puissance de 2 comprise entre 4 et 512. Ce facteur est

choisi en fonction du débit de symboles à transmettre sur le PhCH.

Les différents canaux physiques obéissent à une structure de trame illustrée par la figure 1. Les trames de 10 ms se succèdent sur la fréquence porteuse utilisée par la station de base. Chaque trame est subdivisée en 5 15 tranches temporelles (« timeslots ») de 666  $\mu$ s. Chaque tranche peut porter les contributions superposées d'un ou plusieurs canaux physiques, comprenant des canaux communs et des canaux dédiés DPCH (« Dedicated Physical CHannel »). Le diagramme inférieur de la figure 1 illustre la contribution d'un DPCH descendant à une tranche temporelle en mode FDD, qui comporte :

- 10 - un certain nombre de symboles pilotes PL placés à la fin de la tranche. Connus a priori du terminal, ces symboles PL lui permettent d'acquérir la synchronisation et d'estimer des paramètres utiles à la démodulation du signal ;
- une indication de combinaison de format de transport TFCI (« Transport Format Combination Indicator »), placée au début de la tranche ;
- 15 - une commande de puissance d'émission TPC (« Transmit Power Control ») à utiliser par le terminal sur la liaison montante ; et
- deux champs de données, notés DATA1 et DATA2, placés de part et d'autre du champ TPC.

20 Le DPCH peut ainsi être vu comme réunissant un canal physique dédié pour le contrôle, ou DPCCH (« Dedicated Physical Control CHannel »), correspondant aux champs TFCI, TPC et PL, et un canal physique dédié pour les données, ou DPDCH (« Dedicated Physical Data CHannel »), correspondant aux champs DATA1 et DATA2.

25 Il est possible, pour une même communication, d'établir plusieurs DPCH correspondant à des codes de « channelisation » différents, dont les facteurs d'étalement peuvent être égaux ou différents. Cette situation est notamment rencontrée lorsqu'un DPDCH ne suffit pas à fournir le débit de transmission requis par l'application. Dans la suite, on note Y le nombre, égal 30 ou supérieur à 1, de canaux physiques descendants utilisés pour une même communication depuis une station de base.

Par ailleurs, cette même communication peut utiliser un ou plusieurs canaux de transport TrCH (« Transport CHannel »). Des TrCH multiplexés sont

typiquement utilisés pour des transmissions multimédia, dans lesquelles des signaux de natures différentes à transmettre simultanément requièrent des caractéristiques de transport différentes, notamment en matière de protection contre les erreurs de transmission. D'autre part, certains codeurs peuvent  
5 délivrer, pour représenter un signal donné (par exemple audio), plusieurs flux de symboles ayant des importances perceptuelles différentes et requérant donc des degrés de protection différents. On utilise alors des TrCH multiples pour transporter ces différents flux de symboles. Dans la suite, on note  $X$  le nombre, égal ou supérieur à 1, de canaux de transport utilisés pour une  
10 communication donnée sur les  $Y$  canaux physiques précités.

Pour chaque canal de transport  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ), il est défini un intervalle de temps de transmission TTI (« Transmission Time Interval ») composé de  $F_i$  trames consécutives, avec  $F_i = 1, 2, 4$  ou  $8$ . De façon typique, on utilise un TTI d'autant plus court que le signal véhiculé par le canal de transport doit être reçu  
15 avec un faible retard. Par exemple, un TTI de 10 ms ( $F_i = 1$ ) sera utilisé pour une application de téléphonie, tandis qu'un TTI de 80 ms ( $F_i = 8$ ) pourra être utilisé pour une application de transmission de données.

Le multiplexage des  $X$  flux de symboles d'information issus des TrCH sur les  $Y$  PhCH est décrit en détail dans la spécification technique  
20 3G TS 25.212, « Multiplexing and channel coding (FDD) », version 3.0.0 publiée en octobre 1999 par le 3GPP (3<sup>rd</sup> Generation Partnership Project), qui peut être chargée depuis [ftp://ftp.3gpp.org/Specs/October\\_99/25\\_series/](ftp://ftp.3gpp.org/Specs/October_99/25_series/).

La figure 2 illustre schématiquement la partie émission d'une station de base UMTS fonctionnant en mode FDD. Le bloc 1 désigne l'ensemble des  
25 sources délivrant respectivement des flux de symboles d'information  $a_i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) relativement aux  $X$  TrCH utilisés dans une communication.

Le bloc 2 multiplexe les flux  $a_i$  pour former ce qu'on appelle un canal de transport composite codé, ou CCTrCH (« Coded Composite Transport Channel »), qui est ensuite subdivisé en un ou plusieurs canaux physiques  
30 PhCH# $j$  ( $1 \leq j \leq Y$ ) sur lesquels sont transmis des flux synchronisés de symboles respectivement notés  $r_j$ .

Le bloc 3 désigne les circuits qui modulent les flux  $r_j$  et les combinent

pour former un signal traité par l'étage radio 4 avant d'être émis sur l'interface air. Le bloc 3 assure l'étalement, par les codes de « channellisation » affectés aux PhCH, de chacun des flux  $r_j$ , ainsi que des flux supplémentaires éventuellement délivrés pour d'autres communications supportées au même moment par la station de base, les différents flux de symboles ainsi étalés étant ensuite sommés puis multipliés par le code de brouillage de la station de base. Le séquençement et le paramétrage des blocs 1, 2, 3 est assuré par une unité de contrôle 5 conformément aux paramètres définis pour la station de base et pour la communication considérée.

La figure 3 illustre schématiquement la partie réception d'un terminal UMTS communiquant en mode FDD avec une station de base selon la figure 2. Le bloc 7 démodule le signal en bande de base restitué par l'étage radio 6 à partir du signal capté par l'antenne du terminal, en utilisant le code de brouillage de la station de base et les Y codes de « channellisation » affectés au terminal. Pour chacun des Y canaux physiques  $j$  ( $1 \leq j \leq Y$ ), le bloc 7 délivre des données  $r'_j$  représentant des estimations des symboles du flux  $r_j$  formé au niveau de la station de base.

Dans le cas où les symboles sont des bits, les estimations  $r'_j$  sont des « softbits », c'est-à-dire des valeurs numériques dont le signe caractérise le bit estimé et la valeur absolue représente la vraisemblance de cette estimation.

Les Y flux de données  $r'_j$  sont fournis à un bloc de démultiplexage 8 qui effectue les opérations inverses du multiplexeur 2 de la station de base. Ce bloc 8 délivre pour chaque canal de transport  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) un flux  $a'_i$  d'estimations (softbits ou hardbits) des symboles du flux  $a_i$ . Ces estimations  $a'_i$  sont fournies au circuit de traitement du TrCH  $i$  appartenant au bloc 9. Le séquençement et le paramétrage des blocs 7, 8, 9 est assuré par une unité de contrôle 10 du terminal.

Ainsi qu'il est usuel dans le domaine des radiocommunications numériques, les blocs 1-3, 5 de la station de base et 7-10 du terminal peuvent être réalisés en programmant un ou plusieurs processeurs de signal numérique, et/ou en utilisant des circuits logiques spécifiques.

Les figures 4 et 5 détaillent respectivement les différents modules

fonctionnels des blocs de multiplexage 2 et de démultiplexage 8 (voir la spécification 3G TS 25.212 précitée). Sur ces figures, les références portant l'indice  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) désignent les éléments se rapportant au TrCH  $i$  (blocs  $20_i$  et  $40_i$ ), les références portant l'indice  $j$  désignent les éléments se rapportant au PhCH  $j$  ( $1 \leq j \leq Y$ ), et les références sans indice se rapportent aux opérations effectuées pour chaque trame au niveau CCTrCH.

Le flux  $a_i$  à transmettre sur chaque TRCH  $i$  est composé de symboles binaires délivrés sous forme de blocs de transport successifs TrBk (« Transport Block »). Le module  $21_i$  complète chaque TrBk en y ajoutant un code de redondance cyclique CRC, servant à détecter d'éventuelles erreurs de transmission. Les TrBk  $b_i$  sont ensuite concaténés et/ou segmentés par le module  $22_i$  pour former des blocs  $o_i$  de taille appropriée pour l'entrée du codeur de canal  $23_i$ .

Pour chaque TTI du canal de transport  $i$ , le codeur de canal  $23_i$  délivre une séquence  $c_i$  de  $E_i$  bits codés notés  $c_{i,m}$  ( $1 \leq m \leq E_i$ ). Deux types de code correcteur d'erreurs peuvent être appliqués par le module  $23_i$  :

- un code convolutif de rendement 1/2 ou 1/3 et de longueur de contrainte  $K = 9$  ;
- un turbocode de rendement 1/3 pour les applications requérant les taux d'erreurs les plus faibles. Dans ce cas, les bits  $c_{i,3p+q}$  de la séquence de sortie du codeur sont des bits systématiques (recopiés des blocs d'entrée  $o_i$ ) si  $q = 1$ , et des bits de parité si  $q = 2$  ou  $0$ .

Les modules  $24_i$  d'adaptation de débit (« rate matching ») suppriment (poinçonnent) ou répètent des bits des séquences  $c_i$  afin d'adapter le débit binaire des TrCH au débit global admissible sur le ou les PhCH compte tenu de leurs facteurs d'étalement. Pour chaque TTI sur le TrCH  $i$ , il est défini, à partir des informations fournies par les couches supérieures de protocole, un paramètre  $\Delta N_i^{TTI}$  négatif dans le cas du poinçonnage et positif dans le cas de la répétition. La séquence  $g_i$  produite par le module  $24_i$  pour le TTI est composée de  $G_i = E_i + \Delta N_i^{TTI}$  bits notés  $g_{i,n}$  ( $1 \leq n \leq G_i$ ). Dans le cas où le

module 23<sub>i</sub> a utilisé un turbocode, le poinçonnage appliqué par le module 24<sub>i</sub> si  $\Delta N_i^{TTI} < 0$  est limité aux bits de parité compte tenu de l'importance plus grande des bits systématiques pour le décodeur.

Dans une trame donnée, les périodes consacrées aux différents TrCH de la communication peuvent avoir des positions fixes (avant l'entrelacement intra-trame évoqué ci-après) ou des positions variables. Dans le cas des positions fixes, il peut être nécessaire d'ajouter à la séquence  $g_i$ , au moyen du module 25<sub>i</sub>, un ou plusieurs symboles marqués qui ne seront pas transmis (la valeur du bit correspondant sera par exemple mise à zéro au lieu de  $\pm 1$  dans le flux de sortie  $r_j$  comportant un tel symbole pour que la puissance d'émission du symbole soit nulle). On note «  $\delta$  » les bits de DTX (« Discontinuous Transmission ») ainsi marqués. Dans l'exemple d'implémentation considéré ici de manière non limitative, chaque symbole  $h_{i,n}$  de la séquence  $h_i$  délivrée par le module 25<sub>i</sub> ( $0 \leq n \leq F_i \cdot H_i$ , avec  $G_i \leq F_i \cdot H_i$ ) est représenté par deux bits :

- $h_{i,n} = (0, g_{i,n})$  si  $n \leq G_i$  ;
- $h_{i,n} = (1, 0)$  si  $G_i < n \leq F_i \cdot H_i$  (bits marqués «  $\delta$  »).

Le module d'entrelacement 26<sub>i</sub> effectue une permutation de la séquence  $h_i$ , en vue de distribuer les symboles relevant du TTI sur les  $F_i$  trames qu'il couvre. Cet entrelacement consiste à écrire successivement les symboles de la séquence  $h_i$  dans les lignes d'une matrice comportant  $F_i$  colonnes, à permuter les colonnes de la matrice, puis à lire les symboles de la matrice colonne après colonne pour former la séquence notée  $q_i$ . Le module 27<sub>i</sub> découpe ensuite la séquence  $h_i$  en  $F_i$  segments de symboles consécutifs correspondant aux  $F_i$  colonnes de la matrice d'entrelacement après permutation, et affecte respectivement ces segments aux  $F_i$  trames du TTI pour former une séquence notée  $f_i$  pour chaque trame et chaque TrCH  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ).

Conformément à la spécification 3G TS 25.212, la permutation de colonnes effectuée par l'entrelaceur 26<sub>i</sub> est telle que le symbole  $h_{i,n}$  se retrouve

dans la trame de rang  $n_i = \text{BR}(n-1, F_i)$  du TTI, les trames du TTI étant numérotées de  $n_i = 0$  à  $n_i = F_i - 1$ , et  $\text{BR}(x, 2^y)$  étant défini comme l'entier dont la représentation en base 2 correspond à la lecture en sens inverse de la représentation en base 2 sur y chiffres du reste de la division euclidienne de x par  $2^y$  (par exemple,  $\text{BR}(51, 8) = \text{BR}(3, 8) = \text{BR}([011]_2, 2^3) = [110]_2 = 6$ ).

Les séquences  $f_i$  produites pour les différents TrCH de la communication ( $1 \leq i \leq X$ ) sont multiplexées, c'est-à-dire placées les unes à la suite des autres, par un module 28 formant une séquence s de S symboles pour le CCTrCH. Dans le cas où les périodes consacrées aux différents TrCH de la communication ont des positions variables, il peut être nécessaire d'adjoindre à la séquence s, au moyen du module 29, un ou plusieurs symboles marqués «  $\delta$  ». Dans l'exemple d'implémentation considéré ici, chaque symbole  $w_k$  de la séquence w délivrée par le module 29 ( $1 \leq k \leq \sum_{j=1}^Y U_j$ ),

avec  $S \leq \sum_{j=1}^Y U_j$  et  $U_j$  égal au nombre de bits par trame sur le DPDCH du canal

physique j, lequel nombre dépend du facteur d'étalement alloué au canal) est représenté par deux bits :

- $w_k = (0, s_k)$  si  $k \leq S$  ;
- $w_k = (1, 0)$  si  $S < k \leq \sum_{j=1}^Y U_j$ .

Le module 30 découpe ensuite la séquence w en Y segments de  $U_1, U_2, \dots, U_Y$  symboles consécutifs, et affecte respectivement ces segments aux Y PhCH pour former une séquence notée  $u_j$  pour chaque PhCH j ( $1 \leq j \leq Y$ ). Le module d'entrelacement 31, effectue une permutation de la séquence  $u_j$ , en vue de distribuer les symboles, au sein de la trame courante, sur les Y PhCH employés par la communication. Cet entrelacement consiste à écrire successivement les symboles de la séquence  $u_j$  dans les lignes d'une matrice comportant trente colonnes, à permuter les colonnes de la matrice, puis à lire les symboles de la matrice colonne après colonne pour former la séquence de

$U_j$  symboles notée  $v_j$ .

Le module 32<sub>j</sub> de remplissage du canal physique (« physical channel mapping ») distribue finalement les symboles successifs de la séquence  $v_j$  dans les champs DATA1 et DATA2 des tranches temporelles de la trame courante. Le module 32<sub>j</sub> peut traduire les bits d'information à valeurs 0 ou 1 en bits signés ( $\pm 1$ ), et affecter la valeur 0 aux bits marqués «  $\delta$  ». Il complète en outre le flux  $r_j$  adressé au bloc 3 en insérant les bits de signalisation adéquats dans les champs PL, TFCI et TPC du DPCCH.

Le bloc de démultiplexage 8 comporte des modules qui effectuent, dans le sens inverse, les opérations duales des modules 20<sub>i</sub>-32<sub>j</sub> du bloc de multiplexage 2. Sur la figure 5, les références primées correspondent aux estimations des symboles portant les mêmes références non primées sur la figure 4. Pour les symboles composés de deux bits formatés comme indiqué ci-dessus en raison du marquage des bits «  $\delta$  », ces estimations (softbits) se rapportent au bit de poids le plus faible.

Pour chaque trame de 10 ms et chaque PhCH, le module 52<sub>j</sub> extrait des champs DATA1 et DATA2 du signal démodulé la séquence  $v'_j$  de  $U_j$  softbits relevant du DPDCH. Le module de désentrelacement 51<sub>j</sub> applique à cette séquence  $v'_j$  la permutation inverse du module 31<sub>j</sub> pour restituer la séquence de softbits  $u'_j$ . Les  $Y$  séquences  $u'_j$  sont mises bout à bout par le module de multiplexage 50 pour former la séquence de softbits  $w'$  relative au CCTrCH. Dans le cas où les TrCH sont à positions variables, le module 49

supprime les  $\sum_{j=1}^Y U_j - S$  derniers softbits de la séquence  $w'$ , qui correspondent à des bits «  $\delta$  ». La séquence de softbits  $s'$  produite par le module 49 est découpée par le module de segmentation 49 en  $X$  sous-séquences  $f_i$  respectivement affectées aux TrCH.

Pour chaque TrCH  $i$  dont le TTI comporte plusieurs trames ( $F_i > 1$ ), le module 47<sub>i</sub> concatène les sous-séquences produites relativement aux différentes trames pour former la séquence  $q'_i$  soumise au module de



désentrelacement inter-trame  $46_i$ . Celui-ci opère la permutation inverse du module  $26_i$  pour restituer la séquence de softbits  $h'_i$ . Dans le cas où les TrCH sont à positions fixes, le module  $45_i$  supprime les  $F_i.H_i - G_i$  derniers softbits de la séquence  $h'_i$ , qui correspondent à des bits «  $\delta$  ». La séquence de softbits s'5 produite par le module 49 est ensuite traitée par le module d'adaptation de débit  $44_i$  qui effectue les opérations suivantes :

- insertion d'un softbit nul (vraisemblance minimale) à la place de chaque bit qui a été poinçonné à l'émission ;
- réévaluation de chaque softbit correspondant à un bit qui a été répété à10 l'émission, afin d'en affiner la vraisemblance.

La séquence de sortie  $c'_i$  du module  $44_i$  est décodée par le module  $43_i$  afin de corriger d'éventuelles erreurs de transmission. Les symboles des blocs décodés  $o'_i$  délivrés par le module  $43_i$  peuvent être des softbits, ou des hardbits si les mesures de vraisemblance ne sont plus nécessaires dans les15 traitements ultérieurs. A partir de ces blocs  $o'_i$ , le module  $42_i$  reconstitue les TrBk estimés  $b'_i$ , et le module  $41_i$  vérifie l'intégrité du CRC pour valider ces TrBk dans le flux de sortie  $a'_i$  relatif au TrCH  $i$ .

Dans le système UMTS, en particulier en mode FDD, il est prévu que les terminaux en communication puissent disposer de fenêtres temporelles20 pour écouter une ou plusieurs fréquences porteuses distinctes de celle supportant la communication. Ce processus d'écoute permet notamment aux terminaux équipés d'un seul récepteur radiofréquence d'effectuer des mesures de paramètres radio (module 11 de la figure 3) en vue d'un éventuel transfert automatique (handover) :

- 25 - d'une cellule UMTS FDD vers une autre cellule UMTS FDD utilisant une porteuse différente ;
- d'une cellule UMTS FDD vers une cellule UMTS TDD (« Time Domain Duplex ») ; ou encore
- d'une cellule UMTS FDD vers une cellule d'un réseau de seconde30 génération tel qu'un réseau GSM.

Pendant la fenêtre d'écoute, qui peut s'étendre sur une ou plusieurs

tranches temporelles de 666  $\mu$ s, la station de base interrompt sa transmission vers le terminal. Cette interruption est propre à l'interface air, et n'a pas d'incidence sur le débit de sortie des sources du bloc 1 relatives aux différents TrCH. Au cours de chaque trame de 10 ms ayant une période inactive  
5 (pendant laquelle aucun symbole n'est transmis), on doit donc, en dehors de cette période inactive, augmenter la débit de transmission sur les Y PhCH.

On dit que ces trames utilisent un mode comprimé. Pour que la qualité en termes de taux d'erreur binaire (BER) ou de taux d'erreur de trame (FER) ne soit pas affectée par l'interruption de transmission, la puissance d'émission  
10 par la station de base est augmentée dans les trames en mode comprimé en dehors de la période inactive.

Les interruptions de transmission peuvent avoir lieu périodiquement ou à la demande. Au cours d'une trame donnée, le nombre de tranches temporelles couvertes par la période inactive est au maximum de 7.  
15 L'illustration de la figure 1 montre deux interruptions de transmission GAP1, GAP2. L'interruption GAP1 tombe dans une seule trame en mode comprimé T1, alors que l'interruption GAP2 tombe à cheval sur deux trames en mode comprimé T2, T2'. Des interruptions s'étendant sur deux trames consécutives, telles GAP2, sont notamment utiles pour les handovers vers les réseaux GSM  
20 requérant une fenêtre de mesure de 6 ms.

Comme indiqué dans la spécification 3G TS 25.212 précitée, une interruption allant de la tranche  $N_{first}$  à la tranche  $N_{last}$  commence au champ TFCI ou DATA2 de la tranche  $N_{first}$ , et se termine au champ DATA2 de la tranche  $N_{last}$ . Dans les deux cas, les modules 32<sub>j</sub> du bloc de multiplexage 2  
25 génèrent la période inactive de la trame en mode comprimé en plaçant les bits d'information dans les champs DATA1 et DATA2 restants.

En mode comprimé, deux méthodes A et B peuvent être utilisées pour adapter le débit binaire des PhCH à celui des TrCH.

La méthode A consiste en un poinçonnage supplémentaire (par rapport  
30 à celui éventuellement appliqué par le module d'adaptation de débit 24<sub>i</sub>), servant à créer l'interruption de transmission dans chaque trame concernée.

La méthode B consiste à diviser par 2 les Y facteurs d'étalement employé dans les trames en mode comprimé. Une limitation de cette méthode

B est qu'elle requiert que des codes d'étalement de facteur moitié soient disponibles, ce qui pénalise les ressources de code dans la cellule.

La méthode A pose un problème lorsque la communication utilise au moins un TrCH dont l'intervalle de temps de transmission couvre plusieurs trames ( $F_i > 1$ ) : si l'une de ces trames est en mode comprimé, il faut réaliser le poinçonnage supplémentaire spécifiquement dans cette trame, ce qui est délicat compte tenu de l'entrelacement appliqué par les modules 26<sub>i</sub> et des décalages générés dans la séquence de symboles par le module d'adaptation de débit 24<sub>i</sub>. Une contrainte supplémentaire dans le cas où un turbocode est utilisé pour le codage de canal sur un TrCH est qu'il n'est pas souhaitable de poinçonner des bits systématiques.

En conséquence, le mode comprimé selon la méthode A nécessite a priori des modifications assez importantes de la chaîne de multiplexage et de démultiplexage selon les figures 4 et 5, d'où une augmentation de complexité des stations de base et des terminaux, qui doivent naturellement être compatibles à la fois avec le mode comprimé et avec le mode non comprimé.

Un but de la présente invention est de limiter l'impact de ces problèmes dans les systèmes utilisant une chaîne de traitement du genre de celle décrite précédemment.

L'invention propose ainsi un procédé de traitement de X flux de symboles d'information à transmettre sur Y canaux de communication, X et Y étant des entiers positifs, dans lequel les Y canaux de communication occupent simultanément une ressource de transmission organisée en trames successives, dans lequel les trames successives incluent des trames en mode comprimé ayant au moins une période inactive pendant laquelle aucun symbole n'est transmis, et dans lequel les symboles d'information de chaque flux i ( $1 \leq i \leq X$ ) sont transmis au cours d'intervalles de temps de transmission successifs comprenant chacun  $F_i$  trames consécutives,  $F_i$  étant un entier positif. Pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un flux i ( $1 \leq i \leq X$ ), on définit des entiers  $E_i$ ,  $\Delta N_i^{TTI}$  et  $\Delta N_i^{cm}$  tels que  $E_i > 0$ ,  $\Delta N_i^{cm} < 0$  si ledit intervalle de temps de transmission comporte au moins une trame en mode comprimé et  $\Delta N_i^{cm} = 0$  si ledit intervalle de temps de transmission ne

comporte aucune trame en mode comprimé. Le procédé comprend les étapes suivantes pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) :

- 5       - former une première séquence de  $E_i$  symboles codés à partir de symboles d'information dudit flux relevant dudit intervalle de temps de transmission ;
  - former une seconde séquence de symboles incluant  $E_i + \Delta N_i^{TTI} + \Delta N_i^{cm}$  symboles extraits de la première séquence et  $-\Delta N_i^{cm}$  symboles marqués ;
  - 10      - former une troisième séquence de symboles par une permutation des symboles de la seconde séquence ;
  - distribuer les symboles de la troisième séquence en  $F_i$  segments de symboles consécutifs, les  $F_i$  segments étant respectivement affectés aux trames dudit intervalle de temps de transmission ; et
  - 15      - pour chaque trame dudit intervalle de temps de transmission, former une quatrième séquence de symboles extraits du segment affecté à ladite trame,
- ladite permutation et le placement des symboles marqués dans la seconde séquence lorsque ledit intervalle de temps de transmission comporte au moins
- 20      une trame en mode comprimé étant tels que chaque symbole marqué appartienne, dans la troisième séquence, à un segment affecté à une trame en mode comprimé,
- et les étapes suivantes pour chaque trame :
- former une cinquième séquence de symboles incluant les symboles de la
  - 25      quatrième séquence délivrée pour ladite trame relativement à chaque flux ;
  - distribuer les symboles de la cinquième séquence en  $Y$  segments de symboles, les  $Y$  segments étant respectivement affectés aux  $Y$  canaux de communication ;
  - 30      - pour chaque canal de communication, former une sixième séquence de symboles extraits du segment affecté audit canal de communication ;

- pour chaque canal de communication, former une septième séquence de symboles par une permutation des symboles de la sixième séquence ; et
- transmettre sur chaque canal de communication, dans des tranches temporelles de ladite trame, des symboles extraits de la septième séquence,

5

chacun desdits symboles marqués étant supprimé avant la transmission sur chaque canal de communication lorsque ladite trame est en mode comprimé, de façon à ménager ladite période inactive au cours de la trame.

Les  $-\Delta N_i^{cm}$  symboles marqués correspondent à ceux auxquels est appliqué le poinçonnage supplémentaire dans le cadre de la méthode A évoquée ci-dessus. L'utilisation d'un marquage permet de ne pas les poinçonner réellement au niveau de l'adaptation de débit, pour éviter d'avoir à modifier les modules d'entrelacement et de segmentation 26<sub>i</sub>, 27<sub>i</sub>, et éventuellement les autres modules de la chaîne de traitement. Il en résulte une simplification des entités en communication puisque ces mêmes modules pourront être utilisés de la même manière en mode comprimé et en mode non comprimé.

15

Dans un mode d'exécution préféré du procédé, lesdits symboles marqués sont conservés jusqu'aux septièmes séquences lorsque la trame est en mode comprimé, sans être extraits des septièmes séquences pour la transmission. Dans l'application précédemment décrite, ceci permet de ne modifier aucun des modules 26<sub>i</sub> à 31<sub>i</sub> de la chaîne de la figure 4, ni aucun des modules 46<sub>i</sub> à 51<sub>i</sub> de la chaîne de la figure 5.

20

Le procédé est compatible avec l'utilisation des bits de DTX telle que décrite précédemment. Il suffit pour cela d'insérer dans la seconde ou la cinquième séquence des symboles marqués supplémentaires, conservés jusqu'aux septièmes séquences pour être transmis avec une puissance d'émission nulle. On note que l'insertion des  $-\Delta N_i^{cm}$  symboles marqués pour le poinçonnage supplémentaire peut être effectué soit avant, soit après l'insertion des bits de DTX dans le cas où les TrCH ont des positions fixes, c'est-à-dire avant ou après le module 25<sub>i</sub>.

30

Un autre aspect de la présente invention se rapporte à dispositif adapté

à la mise en œuvre du procédé ci-dessus, comprenant :

- des moyens de formation d'une première séquence de  $E_i$  symboles codés à partir de symboles d'information de chaque flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) relevant d'un intervalle de temps de transmission ;
- 5 - des moyens de formation, pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ), d'une seconde séquence de symboles incluant  $E_i + \Delta N_i^{TTI} + \Delta N_i^{cm}$  symboles extraits de la première séquence et  $-\Delta N_i^{cm}$  symboles marqués ;
- des moyens de formation d'une troisième séquence de symboles par une première permutation des symboles de chaque seconde séquence ;
- 10 - des moyens de distribution des symboles de chaque troisième séquence, formée pour un intervalle de temps de transmission relatif à un flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ), en  $F_i$  segments de symboles consécutifs respectivement affectés aux trames dudit intervalle de temps de transmission, et de formation de  $F_i$  quatrièmes séquences de symboles respectivement
- 15 extraits des segments affectés auxdites trames ;
- des moyens de formation, pour chaque trame, d'une cinquième séquence de symboles incluant les symboles de la quatrième séquence délivrée pour ladite trame relativement à chaque flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) ;
- 20 - des moyens de distribution des symboles de chaque cinquième séquence en  $Y$  segments de symboles respectivement affectés aux  $Y$  canaux de communication ;
- des moyens de formation d'une sixième séquence de symboles extraits du segment affecté à chaque canal de communication ; et
- 25 - des moyens de formation d'une septième séquence de symboles par une seconde permutation des symboles de chaque sixième séquence, et de transmission, dans des tranches temporelles de chaque trame sur chaque canal de communication, de symboles extraits de la septième séquence c et ledit canal de communication,
- 30 dans lequel la première permutation et le placement des symboles marqués dans la seconde séquence, formée pour un intervalle de temps de transmission relatif à un flux  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) lorsque ledit intervalle de temps de transmission

comporte au moins une trame en mode comprimé, sont tels que chaque symbole marqué appartienne, dans la troisième séquence formée pour ledit intervalle de temps de transmission, à un segment affecté à une trame en mode comprimé, chacun desdits symboles marqués étant supprimé avant la transmission sur chaque canal de communication de façon à ménager ladite période inactive au cours de la trame.

Ce dispositif peut notamment faire partie d'une station de base UMTS telle que décrite ci-dessus. L'invention a également une incidence au niveau des terminaux, dont la chaîne de démultiplexage doit être adaptée.

Un autre aspect de l'invention se rapporte ainsi à un procédé de traitement de Y flux numériques obtenus à partir d'un signal reçu et comprenant des estimations de symboles d'information respectivement transmis suivant Y canaux de communication occupant simultanément une ressource de transmission organisée en trames successives, et relevant de X canaux de transport, X et Y étant des entiers positifs, dans lequel les trames successives incluent des trames en mode comprimé ayant au moins une période inactive pendant laquelle aucun symbole n'est transmis, et dans lequel les estimations de symboles d'information relevant de chaque canal de transport i ( $1 \leq i \leq X$ ) sont reçues au cours d'intervalles de temps de transmission successifs comprenant chacun  $F_i$  trames consécutives,  $F_i$  étant un entier positif. Ce procédé comprend les étapes suivantes pour chaque trame :

- former, relativement à chaque canal de communication j ( $1 \leq j \leq Y$ ), une première séquence composée d'estimations extraites des tranches temporelles de ladite trame et, lorsque ladite trame est en mode comprimé, d'estimations marquées placées en des positions correspondant à la période inactive de ladite trame ;
- pour chaque canal de communication, former une seconde séquence d'estimations par une permutation des estimations de la première séquence ;
- former une troisième séquence d'estimations incluant des estimations de la seconde séquence délivrée pour chaque canal de communication ; et

- distribuer les estimations de la troisième séquence en X segments d'estimations consécutives, les X segments étant respectivement affectés aux X canaux de transport,
- et les étapes suivantes pour chaque intervalle de temps de transmission relatif
- 5 à un canal de transport  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) :
- former une quatrième séquence en concaténant les segments respectifs affectés audit canal de transport pour les trames dudit intervalle de temps de transmission ;
  - permuter les estimations de la quatrième séquence et former une
  - 10 cinquième séquence d'estimations extraites de la quatrième séquence permutée ;
  - ignorer chaque estimation marquée de la cinquième séquence, et former une sixième séquence de symboles sur la base des autres estimations de la cinquième séquence ; et
  - 15 - décoder la sixième séquence d'estimations et délivrer les estimations décodées.

Les bits de DTX peuvent être pris en compte sans problème. Dans le cas où les TrCH ont des positions variables dans la trame, la formation de la troisième séquence comporte alors une concaténation des secondes

20 séquences formées pour les Y canaux de communication et une suppression d'au moins une estimation ayant une position déterminée dans la séquence concaténée. Dans le cas où les TrCH ont des positions fixes dans la trame, la formation de la cinquième séquence pour l'un intervalle de temps de transmission incluant cette trame relativement à un canal de transport

25 comporte une suppression d'au moins une estimation ayant une position déterminée dans la quatrième séquence permutée.

L'invention propose également un dispositif adapté à la mise en œuvre de ce procédé, pouvant faire partie d'un terminal UMTS, et comprenant :

- des moyens de formation, pour chaque trame relativement à chaque
- 30 canal de communication, d'une première séquence composée d'estimations extraites des tranches temporelles de ladite trame et, lorsque ladite trame est en mode comprimé, d'estimations marquées



placées en des positions correspondant à la période inactive de ladite trame ;

- des moyens de formation, pour chaque trame relativement à chaque canal de communication, d'une seconde séquence d'estimations par une permutation des estimations de la première séquence ;
- des moyens de formation, pour chaque trame, d'une troisième séquence d'estimations incluant des estimations de la seconde séquence délivrée pour chaque canal de communication ;
- des moyens de distribution des estimations de la troisième séquence formée pour chaque trame en X segments d'estimations consécutives, les X segments étant respectivement affectés aux X canaux de transport ;
- des moyens de formation d'une quatrième séquence pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un canal de transport, par concaténation des segments respectifs affectés audit canal de transport pour les trames dudit intervalle de temps de transmission ;
- des moyens de permutation des estimations de la quatrième séquence formée pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un canal de transport i, et de formation d'une cinquième séquence d'estimations extraites de la quatrième séquence permutée ;
- des moyens de suppression de chaque estimation marquée de la cinquième séquence formée pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un canal de transport i, et de formation d'une sixième séquence de symboles sur la base des autres estimations de la cinquième séquence ; et
- des moyens de décodage de la sixième séquence d'estimations formée pour chaque intervalle de temps de transmission relatif à un canal de transport, pour délivrer les estimations décodées.

D'autres particularités et avantages de la présente invention apparaîtront dans la description ci-après d'exemples de réalisation non limitatifs, en référence aux dessins annexés, dans lesquels :

- la figure 1, précédemment commentée, est un schéma illustrant la structure de trame employée sur les liaisons descendantes dans le système UMTS en mode FDD ;
- les figures 2 et 3, précédemment commentées, sont des schémas synoptiques d'une station de base et d'un terminal UMTS auquel l'invention peut s'appliquer ;
- les figures 4 et 5, précédemment commentées, sont des schémas synoptiques des blocs de multiplexage et de démultiplexage de la station de base et du terminal selon les figures 2 et 3 ;
- les figures 6 et 7 sont des organigrammes de procédures utilisables pour réaliser l'adaptation de débit sur les TrCH dans le bloc de multiplexage selon la figure 4, dans le cas d'utilisation d'un code convolutif ;
- les figures 8 et 9 sont des organigrammes montrant respectivement des modifications apportées aux procédures des figures 6 et 7 conformément à deux modes de réalisation de l'invention ;
- les figures 10 et 11 sont des organigrammes similaires aux figures 6 et 8 pour le cas où les bits d'information du TrCH sont protégés par un turbocode.

L'invention est décrite ci-après dans le contexte précédemment décrit des liaisons UMTS descendantes en mode FDD. Dans les exemples considérés ci-après, les modifications apportées par l'invention se situent essentiellement au niveau des modules  $24_i$ ,  $44_i$  d'adaptation de débit et des modules  $32_j$ ,  $52_j$  d'interface avec les PhCH.

On considère d'abord le cas d'un TrCH  $i$  ( $1 \leq i \leq X$ ) pour lequel le module  $23_i$  applique un code convolutif. Dans ce cas, les bits de sortie du codeur ont tous la même importance relative pour le décodeur. Les figures 6 et 7 montrent un exemple de réalisation des procédures appliquées par le module d'adaptation de débit  $24_i$  dans le cas d'un poinçonnage et d'une répétition de bits, respectivement.

Ces procédures utilisent des paramètres  $e_{plus}$  et  $e_{minus}$  définis en fonction des nombres de bits  $E_i$ ,  $G_i$  en entrée et en sortie du module  $24_i$ , avec  $G_i < E_i$  dans le cas du poinçonnage (figure 6), et  $G_i > E_i$  dans le cas de la

répétition (figure 7). Les valeurs de ces paramètres sont :

$$e_{\text{plus}} = a.E_i$$

$$e_{\text{minus}} = a.|G_i - E_i| = a.|\Delta N_i^{\text{TTI}}|$$

avec  $a = 2$ . Les nombres  $E_i$ ,  $G_i$  sont déterminés en fonction des informations  
5 fournies par les couches supérieures de protocole comme décrit dans la  
spécification 3G TS 25.212. On note  $\Delta N_i^{\text{TTI}}$  la variation du nombre de bits due  
à l'adaptation de débit statique. En mode non comprimé, on a  $\Delta N_i^{\text{TTI}} = G_i - E_i$ .  
Dans les notations utilisées sur les figures 6 et 7,  $m$  désigne l'index des  
symboles  $c_{i,m}$  dans la séquence d'entrée  $c_i$  ( $1 \leq m \leq E_i$ ),  $n$  désigne l'index des  
10 symboles  $g_{i,n}$  dans la séquence de sortie  $g_i$  ( $1 \leq n \leq G_i$ ), et  $e$  désigne un  
compteur décrémenté et incrémenté pour assurer une répartition régulière des  
bits poinçonnés ou répétés. A l'initialisation 60 de la procédure, on prend  
 $m = n = 1$  et  $e = E_i$ .

Une boucle est exécutée pour les valeurs successives de l'index  $m$   
15 comprises entre 1 et  $E_i$ . Chaque itération dans cette boucle commence par la  
décrément 63 du compteur  $e$  par la valeur  $e_{\text{minus}}$ . Le bit  $c_{i,m}$  est poinçonné  
ou répété chaque fois que  $e \leq 0$  lors du test 64, auquel cas le compteur  $e$  est  
incrémenté à l'étape 65 de la valeur  $e_{\text{plus}}$ .

Dans le cas du poinçonnage (figure 6), le test 64 est effectué juste  
20 après la décrément 63 du compteur  $e$  dans chaque itération. Quand  $e > 0$   
au test 64, le bit  $c_{i,m}$  ne doit pas être poinçonné, et l'étape 66 est exécutée  
pour placer ce bit  $c_{i,m}$  à la position  $n$  dans la séquence de sortie  $g_i$  et pour  
incrémenter d'une unité l'index  $n$ . L'itération se termine par le test de fin de  
boucle 67 après l'étape 65 ou 66. La procédure d'adaptation de débit est  
25 terminée quand  $m = E_i$ . Sinon,  $m$  est incrémenté d'une unité à l'étape 68 avant  
de revenir à l'étape 63 pour l'itération suivante.

La procédure est similaire pour la répétition (figure 7), avec les  
différences suivantes :

- l'étape 66 de placement du bit  $c_{i,m}$  dans la séquence de sortie et d'incrémentation de l'index  $n$  précède le test 64 portant sur le signe du compteur  $e$  ;
- cette étape 66 est exécutée pour tous les bits de la séquence d'entrée (après l'étape 63), et réexécutée chaque fois qu'un bit doit être répété (après l'étape 65) ;
- lorsque le bit a été suffisamment répété ( $e > 0$  au test 64), l'itération se termine par le test de fin de boucle 67.

L'invention propose d'adapter les procédures de figures 6 et 7 au cas du mode comprimé, avec un impact minimal sur le reste de la chaîne de multiplexage. Ceci est effectué en plaçant des bits marqués « p » à des positions judicieusement choisies dans la séquence d'entrée de l'entrelaceur inter-trame  $26_i$  pour chaque TrCH  $i$ .

Dans l'implémentation considérée plus haut, ce marquage peut consister à remplacer chaque bit « p » par le symbole de deux bits (1, 1), qui reste disponible lorsque le marquage (1, 0) est réservé aux bits «  $\delta$  ». On observera toutefois que le marquage des bits « p » pourrait être le même que celui des bits «  $\delta$  ».

Le marquage des bits « p » avant l'entrelaceur  $26_i$  permet de réaliser en aval dans la chaîne le poinçonnage supplémentaire requis par le mode comprimé. De préférence, ce poinçonnage supplémentaire est effectué au niveau des modules  $32_j$  relatifs aux Y PhCH : ces modules repèrent les bits marqués « p », les positionnent au niveau de l'interruption requise et ne les transmettent pas à l'étage radio 4 (ou transmettent des bits mis à zéro au lieu de bits signés). Ceci permet d'utiliser les modules  $25_i$  à  $31_j$  de la même façon en mode comprimé et en mode non comprimé.

Au niveau du terminal récepteur, les modifications à apporter pour supporter le mode comprimé sont également mineures :

- pour chaque trame et chaque PhCH  $j$ , le module d'extraction  $52_j$  complète les softbits  $r'_j$  en plaçant des softbits marqués aux positions correspondant aux bits marqués « p ». Ces softbits marqués « p » ont une valeur particulière non employée pour les autres softbits, par

exemple 0xFF pour des softbits d'un octet. Les positions des softbits à marquer sont immédiatement déterminables : elles correspondent aux champs DATA1 et DATA2 non transmis pendant l'interruption lorsque la trame est en mode comprimé. Le nombre  $N_j^{TGL}$  de softbits marqués « p » est simplement la différence entre le nombre de bits traités sur le canal j dans une trame en mode non comprimé et le nombre de bits traités sur le canal j dans la trame courante ( $N_j^{TGL} > 0$  en mode comprimé, et  $N_j^{TGL} < 0$  en mode non comprimé) ;

- les modules  $51_i$  à  $45_i$  opèrent de la même manière en mode non comprimé et en mode comprimé ;
- en entrée des modules d'adaptation de débit  $44_i$ , qui fonctionnent comme décrit précédemment, les softbits marqués « p » sont détectés et supprimés de la séquence  $g'_i$ . Le module  $44_i$  n'a pas besoin de connaître a priori les positions des bits du TrCH i qui ont subi le poinçonnage supplémentaire ;
- les modules  $43_i$  à  $41_i$  opèrent de la même manière en mode non comprimé et en mode comprimé.

On note  $N_{fr_i} = (E_i + \Delta N_i^{TTI}) / F_i$  le nombre de bits du TrCH i par trame après l'adaptation de débit statique, et  $-\Delta N_i^{cm}[n_i]$  le nombre de bits devant être marqués « p » dans la trame  $n_i$  appartenant au TTI de ce TrCH ( $0 \leq n_i < F_i$ ). En mode comprimé, le nombre positif  $-\Delta N_i^{cm}[n_i]$  dépend de la position et de la durée de l'interruption au cours de la trame  $n_i$  du TTI, des facteurs d'étalement afférents aux Y canaux physiques et des taux d'adaptation de débit statique déjà pratiqués dans les X TrCH de la communication. Lorsque la trame n'est pas en mode comprimé,  $\Delta N_i^{cm}[n_i] = 0$ . Le nombre total  $-\Delta N_i^{cm}$

de bits du TTI à marquer « p » est donné par  $\Delta N_i^{cm} = \sum_{n_i=0}^{F_i-1} \Delta N_i^{cm}[n_i]$ .

Finalement, la séquence  $g_i$  de  $G_i$  bits délivrée pour le TTI par le module  $24_i$

comporte  $E_i + \Delta N_i^{TTI} + \Delta N_i^{cm}$  symboles représentant des bits extraits de la séquence  $c_i$  et  $-\Delta N_i^{cm}$  symboles marqués « p ».

Une première façon de procéder au niveau de la station de base (ci-après méthode 1) consiste, pour chaque TrCH et chaque TTI de ce TrCH comportant au moins une trame en mode comprimé, à identifier les bits qui se trouveront dans la ou les trames en mode comprimé après les autres opérations, notamment d'entrelacement, exécutées dans la chaîne de multiplexage. Un algorithme du même genre que celui de la figure 6, est alors exécuté sur ces bits identifiés pour que certains soient marqués « p ».

La figure 8 illustre une réalisation selon cette méthode 1, en montrant des étapes 70-76 remplaçant l'étape 66 dans la procédure selon la figure 6 ou 7. Les paramètres  $e_{plus}$  et  $e_{minus}$  pour l'adaptation de débit sont définis comme précédemment ( $e_{plus} = a.E_i$  et  $e_{minus} = a.|\Delta N_i^{TTI}|$ ), et on définit en outre des paramètres de même nature pour le poinçonnage supplémentaire dans chaque TrCH  $i$  et chaque trame  $n_i$  appartenant au TTI de ce TrCH :

$$e_{plus}^{cm}[n_i] = a'.Nfr_i$$

$$e_{minus}^{cm}[n_i] = -a'.\Delta N^{cm}[n_i]$$

avec  $a' = 2$  (par exemple), et des compteurs supplémentaires  $e^{cm}[n_i]$  sont initialisés à  $Nfr_i$  à l'étape 60. A l'étape 70, l'index  $col$  de la trame du TTI dans laquelle se trouvera le symbole  $g_{i,n}$  (colonne de l'entrelaceur 26<sub>i</sub> après permutation) est calculé en utilisant la fonction BR définie précédemment. Si cette trame n'est pas en mode comprimé ( $\Delta N^{cm}[col] = 0$  au test 71), le symbole  $g_{i,n}$  reçoit la valeur  $(0, c_{i,m})$  à l'étape 72, puis l'index  $n$  est incrémenté d'une unité à l'étape finale 73. Si la trame est en mode comprimé ( $\Delta N^{cm}[col] < 0$  au test 71), le compteur  $e^{cm}[col]$  est décrémenté de la valeur  $e_{minus}^{cm}[col]$ . Quand  $e^{cm}[col] \leq 0$  lors du test 75, le symbole  $g_{i,n}$  est marqué « p » à l'étape 76 (le bit  $c_{i,m}$  sera poinçonné), auquel cas le compteur  $e^{cm}[col]$

est incrémenté de la valeur  $e_{plus}^{cm}[col]$  avant d'incrémenter l'index  $n$  à l'étape finale 73. Quand  $e^{cm}[col] > 0$  lors du test 75, le module 24 passe à l'étape 72 précitée pour affecter la valeur  $(0, c_{i,m})$  au symbole  $g_{i,n}$  qui sera conservé dans la trame en mode comprimé.

5 Une autre façon de procéder au niveau de la station de base (ci-après méthode 2) consiste, pour chaque TrCH  $i$  et chaque TTI de ce TrCH comportant au moins une trame en mode comprimé, à appliquer sur la séquence de bits  $c_i$  l'algorithme d'adaptation de débit selon la figure 6 ou 7, en tenant compte, dans le nombre  $\Delta N_i$  de bits à poinçonner ou répéter, à la fois

10 de l'adaptation de débit statique ( $\Delta N_i^{TTI}$ ) et de l'éventuel mode comprimé ( $\Delta N_i^{cm}$ ), et à ajouter les  $\Delta N_i^{cm}$  bits marqués « p » dans les premières positions des colonnes correspondant à des trames en mode comprimé. Ceci permet d'optimiser la distance entre les bits d'information poinçonnés ou répétés. Quatre cas se présentent :

15 1)  $\Delta N_i^{TTI} < 0$ , de sorte que  $\Delta N_i = \Delta N_i^{TTI} + \Delta N_i^{cm} < 0$ . Le taux de poinçonnage est simplement augmenté.

2)  $\Delta N_i^{TTI} > 0$  et  $|\Delta N_i^{cm}| > \Delta N_i^{TTI}$ , de sorte que  $\Delta N_i < 0$ . Malgré la répétition due à l'adaptation de débit statique, on devra quand même poinçonner des bits. Donc on ne répète rien, on poinçonne  $\Delta N$  bits et on insère

20  $-\Delta N_i^{cm}$  bits marqués « p ».

3)  $\Delta N_i^{TTI} > 0$  et  $|\Delta N_i^{cm}| < \Delta N_i^{TTI}$ , de sorte que  $\Delta N_i > 0$ . On n'a pas besoin de poinçonner des bits d'information uniques. Il suffit de moins répéter que ce que demande l'adaptation de débit statique. Donc on répète  $\Delta N$  bits et on insère  $-\Delta N_i^{cm}$  bits marqués « p ».

25 4)  $\Delta N_i^{TTI} > 0$  et  $|\Delta N_i^{cm}| = \Delta N_i^{TTI}$ , de sorte que  $\Delta N = 0$ . On n'a besoin ni de poinçonner ni de répéter des bits d'information. Il suffit d'insérer  $-\Delta N_i^{cm}$  bits marqués « p ».

La figure 9 illustre une réalisation selon cette méthode 2, en montrant des étapes 80-83 remplaçant l'étape 66 dans la procédure selon la figure 6 ou 7. Les paramètres  $e_{plus}$  et  $e_{minus}$  pour l'adaptation de débit sont définis par :

$$e_{plus} = a.E_i$$

5

$$e_{minus} = a \left| \Delta N_i^{TTI} + \Delta N_i^{cm} \right|$$

et on utilise  $F_i$  compteurs supplémentaires  $c_{bi}[n_i]$  dénombrant les bits « p » insérés au début des colonnes de l'entrelaceur ( $0 \leq n_i < F_i$ ). Ces compteurs  $c_{bi}[n_i]$  sont initialisés à 0 à l'étape 60. A l'étape 80, l'index  $col$  de la trame du TTI dans laquelle se trouvera le symbole  $g_{i,n}$  (colonne de l'entrelaceur 26<sub>i</sub> après permutation) est calculé en utilisant la fonction BR. Si  $c_{bi}[col] < \Delta N^{cm}[col]$  (test 81), l'étape 82 est exécutée pour insérer un bit « p » à la position  $n$  de la séquence de sortie  $g_i$  et incrémenter d'une unité le compteur  $c_{bi}[col]$  et l'index  $n$ , après quoi le module 24<sub>i</sub> revient à l'étape 80 pour la position suivante. Quand  $c_{bi}[col] = \Delta N^{cm}[col]$  au test 81 (c'est-à-dire que la

10

15

trame n'est pas en mode comprimé car  $\Delta N^{cm}[col] = 0$ , ou que tous les bits « p » requis ont été introduits dans la trame en mode comprimé), l'étape finale 83 est exécutée pour écrire le bit  $c_{i,m}$  (avec le préfixe 0) dans le symbole  $g_{i,n}$  et pour incrémenter l'index  $n$  d'une unité.

Dans le cas où le module de codage de canal 23<sub>i</sub> utilise un turbocode

20

de rendement 1/3; la procédure de poinçonnage est appliquée par le module d'adaptation de débit 24<sub>i</sub> uniquement sur les bits de parité. Ceci est illustré par la figure 10. La procédure est similaire à celle de la figure 6, des références numériques identiques étant employées pour désigner des étapes homologues.

25

Le compteur  $e$  de la figure 6 est remplacé par deux compteurs  $e_1$ ,  $e_2$  affectés respectivement aux bits  $c_{i,1+3x+k}$  avec  $k = 1$  et  $k = 2$ . Ces deux compteurs sont initialisés à  $E_i/3$  à l'étape 60. Le traitement de ces compteurs fait appel à des paramètres :

$$e_{k,plus} = a_k.E_i/3$$



$$e_{k,\text{minus}} = a_k \left| \Delta N_{k,i}^{\text{TTI}} \right|$$

avec  $a_1 = 2$  et  $a_2 = 1$ ,  $\Delta N_{1,i}^{\text{TTI}}$  et  $\Delta N_{2,i}^{\text{TTI}}$  désignant respectivement le plus grand entier égal ou inférieur à  $\Delta N_i^{\text{TTI}}/2$  et le plus petit entier égal ou inférieur à  $\Delta N_i^{\text{TTI}}/2$ .

- 5 A l'étape 61, le pointeur  $k$  est déterminé pour l'index courant  $m$  (c'est le reste de la division euclidienne de  $m-1$  par 3). Si  $k = 0$  (test 62), le bit  $c_{i,m}$  est systématique et ne doit pas être poinçonné : on passe à l'étape 66. Quand  $k = 1$  ou 2 au test 62, les étapes 63-66 sont exécutées comme dans le cas de la figure 6 en manipulant le compteur  $e_k$  au lieu du compteur  $e$  pour poinçonner
- 10 les bits appropriés.

- En pratique, la procédure de la figure 10 peut être exécutée en séparant la séquence  $c_i$  en deux sous-séquences : les bits systématiques ( $c_{i,3x}$ ) non soumis au poinçonnage, et les autres bits auxquels est appliquée la procédure telle que décrite en référence à la figure 6 avec des paramètres
- 15 adaptés en conséquence, la séquence  $g_i$  étant ensuite construite en réinsérant les bits systématiques.

- La figure 11 montre des étapes adaptées pour remplacer l'étape 66 de la figure 10 dans l'application de la méthode 1 au cas du poinçonnage avec un turbocode. Les étapes 70-76 sont tout à fait similaires à celles portant les
- 20 mêmes références sur la figure 6, et ne sont exécutées que si  $k = 1$  ou 2 au test initial 69. Si  $k = 0$ , on passe directement à l'étape 72 pour éviter de poinçonner le bit systématique. Les étapes 74-76 utilisent, à la place des compteurs  $e^{\text{cm}}[n_i]$ , des compteurs  $e_k^{\text{cm}}[n_i]$  pour  $k = 1, 2$  et  $n_i = 0, 1, \dots, F_i-1$ , qui sont initialisés à  $Nfr_{k,i} = (E_i/3 + \Delta N_{k,i}^{\text{TTI}})/F_i$  à l'étape 60,. Le traitement de ces
- 25 compteurs fait appel à des paramètres de poinçonnage :

$$e_{k,\text{plus}}^{\text{cm}}[\text{col}] = a_k \cdot Nfr_{k,i}$$

$$e_{k,\text{minus}}^{\text{cm}}[\text{col}] = -a_k \cdot \Delta N_k^{\text{cm}}[n_i],$$

l'entier positif ou nul  $-\Delta N_k^{\text{cm}}[n_i]$  représentant le nombre de bits de parité  $k$  à

poinçonner au cours de la trame  $n_i$  du TTI ( $\Delta N_1^{cm}[n_i] + \Delta N_2^{cm}[n_i] = \Delta N^{cm}[n_i]$ ).

Dans le cas de la répétition avec un turbocode, l'algorithme d'adaptation de débit est le même que celui de la figure 7. Le mode comprimé peut être pris en compte selon la méthode 1 en remplaçant l'étape 66 de la figure 7 par les étapes 69-76 de la figure 11.

Pour l'application de la méthode 2 au cas des turbocodes (répétition ou poinçonnage), il suffit de remplacer l'étape 66 de la figure 7 ou 10 par les étapes 80-83 de la figure 9.

L'annexe à la présente description fournit un pseudocode C correspondant à un exemple d'algorithme d'adaptation de débit appliqué par le module 24, conformément à la présente invention (méthode 2).

## ANNEXE

- $e_{ini}[ ]$  Initial value of variable  $e$  in the rate matching pattern determination algorithm.
- $e_{ini}[ 1 ]$ : initial value for convolutional codes and for turbo codes Parity-1 bits
- $e_{ini}[ 2 ]$ : initial value for turbo codes Parity-2 bits
- $e_{plus}[ ]$  Increment of variable  $e$  in the rate matching pattern determination algorithm.
- $e_{plus}[ 1 ]$ : Increment of variable  $e$  in the rate matching for convolutional codes and for turbo codes Parity-1 bits
- $e_{plus}[ 2 ]$ : Increment of variable  $e$  in the rate matching for turbo codes Parity-2 bits
- $e_{minus}[ ]$  Decrement of variable  $e$  in the rate matching pattern determination algorithm.
- $e_{minus}[ 1 ]$ : Decrement of variable  $e$  in the rate matching for convolutional codes and for turbo codes Parity-1 bits
- $e_{minus}[ 2 ]$ : Decrement of variable  $e$  in the rate matching for turbo codes Parity-2 bits

**Initialisation:**

$\Delta N_{ij}^{cm}$ : Negative or null: number of bits to be removed to create the required gaps in the compressed frames of the transmission time interval in case of compressed mode, in each transmission time interval on TrCH  $i$  with transport format  $j$ .

$\Delta N^{cm} [ ]$ : Negative or null: number of bits to be removed in each frame of the TTI, to create if needed the required gaps in this frame in each transmission time interval on TrCH  $i$  with transport format  $j$ . The value will be null for the un-compressed frames. The size of this array is  $F$ , the number of frames in the TTI.

For convolutional codes:

$$\Delta N_i = \Delta N_{ii}^{TTI} + \Delta N_{cm};$$

$$X_i = N_{ii}^{TTI};$$

$$e_{ini}[1] = 1;$$

$$e_{plus}[1] = 2 N_{ii}^{TTI};$$

$$e_{minus}[1] = 2 |\Delta N_i|$$

puncturing part of algorithm is applied if  $\Delta N_i \leq 0$ , repetition is applied otherwise.

For Turbo Codes:

$$\Delta N_i [1] = \text{round down } (\Delta N_{ii}^{TTI}/2) + \text{round up } (\Delta N^{cm}/2), \text{ if Y sequence}$$

$$\Delta N_i [2] = \text{round up } (\Delta N_{ii}^{TTI}/2) + \text{round down } (\Delta N^{cm}/2), \text{ if Y' sequence}$$

$$X_i = N_{ii}^{TTI} / 3;$$

$$e_{ini}[1] = X_i;$$

$$e_{ini}[2] = X_i;$$

$$e_{plus}[1] = 2 X_i;$$

$$e_{plus}[2] = X_i;$$

$$e_{minus}[1] = 2 |\Delta N_i [1]|;$$

$$e_{\text{minus}}[2] = |\Delta N_i[2]|$$

puncturing part of algorithm is applied if  $\Delta N_i[1] \leq 0$  or  $\Delta N_i[2] \leq 0$ , repetition part is applied otherwise

**Algorithm:**

$e[1] = e_{\text{ini}}[1]$  -- initial error between current and desired puncturing ratio

$\alpha = 1$  -- parameter for the range of index  $m$

if Turbo Codes then

$e[2] = e_{\text{ini}}[2]$

if puncturing is needed then  $\alpha = 2$  else  $\alpha = 3$  endelse

endif

$m = 1$  -- index of current bit in the information bit flow (input flow)

$n = 1$  -- index of bit in the output flow before first interleaver

for  $i = 0$  to  $F-1$  do  $c_{bi}[i] = 0$  -- initiate counter of number of bits inserted in each frame of the TTI

if puncturing is to be performed do while  $m \leq \alpha X_i$

if Turbo Codes then

$c = m \bmod 2$  --  $c = 1$  if Parity-1 bit,  $c = 2$  if Parity-2 bit

if  $(c=1)$  then  $n = n+1$  endif -- in output flow increment output index to take into account bit  $X$

else

$c = 1$

endelse

```

[c] = e[c] - eminus[c]      -- update error

if e[c] <= 0 then           -- check if bit number m should be punctured

    set bit  $x_{i,m}$  to  $\delta$  where  $\delta \in \{0, 1\}$ 

    e[c] = e[c] + eplus[c]    -- update error

else

    col = BR[(n-1) mod F] -- calculate index of column where this bit will go

    while cbi[col] <  $|\Delta N^{cm}[col]|$  do

        insert one bit marked « p » in output position n -- insert marked bit to be
                                                                removed in compressed
                                                                frame when creating the
                                                                gap

        n = n + 1          -- update output index since 1 bit is inserted

        cbi[col] = cbi[col] + 1 -- update counter of bits p inserted in this column

        col = BR[(n-1) mod F] -- update column value of next position

    enddo

    n = n + 1              -- update output index, since bit  $x_m$  was not punctured

endelse

m = m + 1                 -- next bit

end do

else

do while m <=  $\alpha X_i$ 

    e = e - eminus          -- update error

    col = BR[(n-1) mod F]

    while cbi[col] <  $|\Delta N^{cm}[col]|$  do

        insert one bit marked p in position n

```

$n = n + 1$       -- update output index

$c_{bi}[col] = c_{bi}[col] + 1$     -- update counter of bits  $p$  inserted in this column

$col = BR[(n-1) \bmod F]$     -- update column value of next position

enddo

do while  $e \leq 0$       -- check if bit number  $m$  should be repeated

$col = BR[(n-1) \bmod F]$       -- calculate column where the current  
position will go

while  $c_{bi}[col] < \Delta N^{cm}[col]$  do

insert one bit marked  $p$

$n = n + 1$       -- update output index since 1 bit has been inserted

$c_{bi}[col] = c_{bi}[col] + 1$     -- update counter of bits  $p$  inserted in this column

$col = BR[(n-1) \bmod F]$     -- update column value of next position

enddo

repeat bit  $x_{i,m}$

$n = n + 1$       -- update output index since bit has been repeated

$e = e + e_{plus}$       -- update error

end do

$m = m + 1$       -- next bit

end do

end if

---